TITLE:

片側文脈規定形文法について (情報科学の数学的理論)

AUTHOR(S):

伊藤, 英則; 稲垣, 康善; 福村, 晃夫

CITATION:

伊藤, 英則 ...[et al]. 片側文脈規定形文法について (情報科学の数学的理論). 数理解析研究所講究録 1972, 156: 198-212

ISSUE DATE:

1972-08

URL:

http://hdl.handle.net/2433/106851

RIGHT:

京都大学学術情報リポジトリ
KURENAI
Kyoto University Research Information Repository

数理解析研究所講究録
156巻 1972年 198-212

片側文脈規定形文法について

名古屋大 工　伊藤英則
稲垣康善
福村晃夫

1 はじめに

計算機言語の形式的記述（Formal description）のために，文脈自由形文法の種々の拡張が試みられているが[(1)〜(5)]，一方では，文脈自由形言語の族を含んでしかも扱い易い文脈規定形言語の部分族を与えその性質を明らかにすることが望まれる。事実，現在までに文脈規定形言語の族の性質は線形拘束オートマトン（*linear bounded automaton*）による特性化以外には，ほとんど注目すべき結果が得られていない。もし，文脈規定形言語の族全体を扱うことが困難であるならば，その種々の部分族の性質を明らかにすることは，文脈規定形言語の族の性質を知るうえで有用であると考える。

そこで，本論文では言語生成能力が文脈自由形文法と文脈規定形文法との中間に位する文法として，片側文脈規定形文

法を定義し，その性質を明らかにする。

文脈規定形文法の言語生成能力が文脈自由形文法のそれよりも高い本質的理由はつぎの２つの点にあると考える。オ一に隣り合う記号に関する情報を用いることができ，オ二に隣り合う記号を互いに置換できることである。そこで，文脈規定形文法のオ一の特徴はそのままにして，オ二の特徴に制限を加え，隣り合う記号を互いに置換する生成規則を持たない文法，すなわち，片側文脈規定形文法[+]を定義する。

その標準形は３節で明らかにされるがそれによると，標準形の文脈規定形文法のすべての生成規則は，i) $A \to a$, ii) $A \to BC$, iii) $AB \to CD$ のいずれかである[8]のに対して，標準形の右文脈規定形文法のすべての生成規則は，i) $A \to a$，ii) $A \to BC$，iii) $AB \to CB$ のいずれかである。文脈規定形文法では，iii) $AB \to BA$ によって，AとBを互いに置換できるが右文脈規定形文法では，iii) $AB \to B'B$，$BE \to AE$，$B'A \to BA$ なる３つの生成規則を用い，つぎの導出 $uABEv \Longrightarrow uB'BEv \Longrightarrow uB'AEv \Longrightarrow uBAEv$ を行うことによって，Aと

(+) 本論文をまとめている途中で著者らは，G. Révész[6]がこの定義と同じ文法を Unilateral Context-Sensitive Grammar とよび，それに対する left-to-right parsing algorithm について述べているのを知った。本論文の定義はそれと独立に得られたものであり，本論文では parsing algorithm ではなく，片側文脈規定形言語の閉包性について主に述べる。

Bを置換する。しかし，このとき必要とされる記号Eは文脈規定形文法の導出では不必要である。

このような特徴に注目して，4節では，文脈自由形言語，片側文脈規定形，および，文脈規定形言語の族の包含関係について述べ，5節では，言語の族の各種演算に関する閉包性について述べる。さらに，6節では，片側文脈規定形文法にある機能をもたせたプログラムド片側文脈規定形文法を定義し，その文法は文脈規定形文法と等価であることを示す。

2. 諸定義

この節では，以後の議論に必要な基本的概念，定義，記法について述べる。

〔定義1〕[(*)] 文脈自由形文法（CFG）を，$G=(V,\Sigma,P,S)$とする。ここに，i) V：記号の有限集合，ii) $\Sigma\subseteq V$：終端記号の集合，iii) P：生成規則の集合でその元は$X\longrightarrow v$なる形である。ただし，$X\in(V-\Sigma)$，$v\in V^{+}$，iv) $S\in(V-\Sigma)$：始端記号である。

〔定義2〕右文脈規定形文法（RCSG）を，$G=(V,\Sigma,P,S)$とする。ここで，i) V,Σ,Sは定義1と同じ意味を表わす。ii) Pは$Xu\longrightarrow wu$なる形の生成規則の有限集合である。ただし，$X\in(V-\Sigma)$，$u\in V^{*}$，$w\in V^{+}$．また，ii)のPが$uX\rightarrow uw$の

(*) $V^{+}=VV^{*}$

形の生成規則の集合であるとき，Gを左文脈規定形文法（LCSG）という。

〔定義3〕文脈規定形文法（CSG）を，$G=(V, \Sigma, P, S)$とする。i) V, Σ, Sは定義1と同じ意味である。ii) Pは$uXv \longrightarrow uwv$なる形で表わされる生成規則の有限集合である。ただし，$X \in (V-\Sigma)$，$u, v \in V^*$，$w \in V^+$．

〔定義4〕文法，$G=(V, \Sigma, P, S)$に対して，もしz_1uz_2, $z_1vz_2 \in V^+$，さらに$u \rightarrow v \in P$であるならば，$z_1uz_2 \Longrightarrow z_1vz_2$なる関係$\Longrightarrow$がなりたつ．関係$\Longrightarrow$から導かれる反射的推移的関係を$\overset{*}{\Longrightarrow}$で表わす。また，$w_i \Longrightarrow w_{i+1}$ $(0 \leq i \leq n-1)$であるとき，$w_0, w_1, \cdots, w_n$の系列を導出とよぶ。

〔定義5〕文法，$G=(V, \Sigma, P, S)$が生成する言語L(G)を定義する．$L(G)=\{w \in \Sigma^* \mid S \overset{*}{\Longrightarrow} w\}$

【例1】RCSG，$G=(V, \Sigma, P, S)$の例を示す．

i) $V=\{S, A, B, C, D, A', B', C', \bar{A}, \bar{C}, \bar{b}, \bar{c}\} \cup \Sigma$，

ii) $\Sigma=\{a, b, c\}$

iii) $P=\{S \rightarrow a^2DAB\bar{C}$，$D \rightarrow a^2DABC$，$D \rightarrow a^2\bar{A}BC$，$AB \rightarrow CB$，$CC \rightarrow AC$，$AC \rightarrow BC$，$BB \rightarrow AB$，$B\bar{C} \rightarrow B'\bar{C}$，$CB' \rightarrow C'B'$，$BC' \rightarrow B'C'$，$AB' \rightarrow A'B'$，$AA' \rightarrow A'A'$，$\bar{A}A' \rightarrow \bar{b}A'$，$A'A' \rightarrow \bar{b}A'$，$A'B' \rightarrow \bar{b}B'$，$B'C' \rightarrow \bar{c}C'$，$C'B' \rightarrow \bar{c}B'$，$B'\bar{C} \rightarrow \bar{c}\bar{C}$，$\bar{c} \rightarrow c$，$\bar{C} \rightarrow c$，$\bar{b} \rightarrow b\}$であるとき，

$L(G)=\{a^{2n}b^nc^{2n} \mid n \geq 2\}$となり，LCSGによっても生成できる。

3. 片側文脈規定形文法と文脈規定形文法について

3.1. 片側文脈規定形文法と文脈規定形文法の標準形

[定理1] (*) 任意のRCSGを $G=(V,\Sigma,P,S)$ とするとき，$L(G)=L(G_0)$ なるRCSG，$G_0=(V_0,\Sigma,P_0,S)$ が存在する。ここに，P_0 の元は i) $A\to a$，ii) $A\to BC$，iii) $AX\to BX$，($A,B,C,X\in(V-\Sigma)$，$a\in\Sigma$) のいずれかの形の生成規則である。

(証明) $G=(V,\Sigma,P,S)$ の生成規則の集合 P の元 $Av\to uv$ に対して，もし $|u|=|v|=1$ ならば (**)，そのまま $Av\to uv$ を P_0 の元とする。またもし $|u|=l$ ($2\leq l$)，$u=B_1\cdots B_l$ ならば，$Y_1\to B_1Y_2$，$Y_2\to B_2Y_3$，$\cdots$，$Y_{l-1}\to B_{l-1}B_l$ を P_0 の元とする。ただし，$Y_i\notin V$，$Y_i\neq Y_j$，$(i\neq j)$，$Y_i\in V_0$。さらに，$Av\to Y_1v$ を構成し以下の手順によって P_0 の元を定める。

もし $|v|=1$ ならば，そのまま $Av\to Y_1v$ を P_0 の元とする。また，もし $|v|=n$ (≥ 2) ならば，$v=C_1\cdots C_n$，$AC_1\cdots C_n\to Y_1C_1\cdots C_n$ から，$C_1\cdots C_n\to X_1C_2\cdots C_n$，$AX_1\to Y_1X_1$，$X_1C_2\cdots C_n\to C_1C_2\cdots C_n$ を構成し，$AX_1\to Y_1X_1$ を P_0 の元とする。ただし，$X_1\notin V$，$X_i\neq Y_i$。つぎに，$C_1\cdots C_n\to X_1C_2\cdots C_n$，$X_1C_2\cdots C_n\to C_1C_2\cdots C_n$ について，同様の手順を $AX\to BX$ の

(*) この結果は，G. Révérsz (6) の定理2に対応する。それは証明も本質的に同じであるが理解のために著者の証明を述べる。

(**) $|u|$ は記号系列 u の長さを表わす。

形になるまで繰返えしてP_0の元とすればよい。

この定理から，RCSG, $G=(V, \Sigma, P, S)$の生成規則の集合Pが i) $A \to a$, ii) $A \to BC$, iii) $AX \to BX$ の形の元のみからなるとき，Gを標準右文脈規定形文法（n-RCSG）という。

〔定理２〕　任意のCSG, $G=(V, \Sigma, P, S)$に対して，$L(G)=L(G_0)$ なるCSG, $G_0=(V_0, \Sigma, P_0, S)$が存在する。ここに$P_0$は$A \to a$, $A \to BC$, $AX \to BX$, $XA \to XB$ の形の生成規則のみからなる集合である。ただし，$A, B, C, X \in (V-\Sigma)$, $a \in \Sigma$。

（証明）CSG, $G=(V, \Sigma, P, S)$のPの元 $uAv \to uwv$をつぎのように分解する。$uA \to uI$, $Iv \to wv$, $I \notin V$, $I \in V_0$。つぎに，$Iv \to wv$を定理１で述べた手順と同様にして，$uA \to uI$を定理１で述べた手順を左右逆に行えば，$L(G)=L(G_0)$であり，定理２がいえる。

そこで，CSG, $G=(V, \Sigma, P, S)$の生成規則の集合Pが，i) $A \to a$, ii) $A \to BC$, iii) $AX \to BX$, $XA \to XB$ の形の元のみからなるとき，Gを標準文脈規定形文法（n-CSG）とよぶ。

定理１．２から，CSG は右文脈規定形と左文脈規定形の規則を共に持つような文法でありそれらの一方を除くことによって，RCSGまたはLCSGになることが知られる。

3.2. 文脈自由形，片側文脈規定形および文脈規定形言語

の族の包含関係.

文脈規定形, 右文脈規定形, 左文脈規定形および文脈自由形言語の族をそれぞれ$\mathcal{L}_{cs}$, $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$, $\mathcal{L}_{cf}$とする。これらの間の包含関係はつぎの定理に示される。例1と定義2, 3よりただちに,

〔定理3〕[*] $\mathcal{L}_{cf} \subsetneqq \mathcal{L}_r \subset \mathcal{L}_{cs}$, $\mathcal{L}_{cf} \subsetneqq \mathcal{L}_l \subset \mathcal{L}_{cs}$.

〔定理4〕 $\mathcal{L}_{cf} \subsetneqq \mathcal{L}_r \cap \mathcal{L}_l$.

4. 片側文脈規定形言語の族の閉包性.

この節では, $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$の各種の演算に関する閉包性について述べる。

定義3よりただちにつぎの定理がいえる。

〔定理5〕 $\mathcal{L}_r = \mathcal{L}_l^{-1}$ ($\mathcal{L}^{-1}$は$\mathcal{L}$の反転を表わす)

以後, この節の定理6〜14の証明は文献(12)に記されているから, ここでは証明を省略する。

〔定理6〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$は集合和[7] $\cup$のもとでとじている。

〔定理7〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$は連接[7] $\cdot$のもとでとじている。

〔定理8〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$はεなしのkleen閉包[7] $+$のもとでとじている。

〔定理9〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$は正規集合[7]との共通集合[7] $\cap$のもとでとじて

(*) これは, G. Révész[6]の定理1に対応する。

いる。

〔定理10〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_\ell$ は ε なしの代入[7]（ε-free substitution）のもとでとじている。

定理10からただちにつぎの系が得られる。

〔系11〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_\ell$ は ε なしの準同形写像（ε-free homomorphism）のもとでとじている。

ある言語の族が ε なしの代入および正規集合との共通集合のもとでとじているならば，その言語の族は ε なしの gsm（ε-free generalized sequential machine）写像のもとでとじている。[7] したがって，定理9，10からつぎの定理が得られる。

〔定理12〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_\ell$ は ε なしの gsm 写像のもとでとじている。

〔定理13〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_\ell$ は k 限定消去[7]（k-limited erasing）のもとでとじている。

ある言語の族が ε なし代入，k 限定消去，和集合，正規集合との共通集合をとる演算のもとでとじているならば，その言語の族は逆 gsm（inverse gsm）写像[7]のもとでとじている。[7]

したがって，定理6，9，10，13よりつぎの定理が得られる。

〔定理14〕 $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_\ell$ は逆 gsm 写像のもとでとじている。

さらに，定理6，7，8，9，10および13と文献(5)より，

つぎの系が得られる。

［系15］ $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$ はAFL[5]である。

5. プログラムド片側文脈規定形文法について。

定理3は，$\mathcal{L}_r$ が $\mathcal{L}_{cs}$ に一致するか，あるいは真に含まれるかは示していないが，RCSG にある機能を加えると CSG と同じ言語生成能力をもつ文法が得られることをここで示す。

生成規則の集合Pのすべての元 p に対して，集合 $N(p)\subseteq P$ および $F(p)\subseteq P$ が定義されている文脈自由形文法が文献(3)に述べられている。このような文脈自由形文法が生成する言語の族は $\mathcal{L}_{cf}$ を真に含み，$\mathcal{L}_{cs}$ に真に含まれる[3]ことが知られている。この考えを片側文脈規定形文法に適用し，プログラムド片側文脈規定形文法を定義する。このとき，集合 $N(p)$ のみを有する片側文脈規定形文法が生成する言語の族は $\mathcal{L}_{cs}$ と一致することを示す。

［定義6］ プログラムド片側文脈規定形文法（p-OCSG）を，$G=(V,\Sigma,P,S,N)$ とする。ここに，i) V,Σ,P,S は定義2で述べたものと同じ記号である。ii) $N:\ P\rightarrow 2^P$ なる関数である。[*]

ここで，文献(3)と同様にして，もし

(*) 2^P は集合Pのべき集合を表わす。

$$w_{k_1} \xRightarrow{i} w_{k_2} \xRightarrow{j} w_{k_3} \quad (w_{k_1}, w_{k_2}, w_{k_3} \in V^*, i, j \in P)$$

ならば，$j \in N(i)$ である。(*)

p-OCSG が生成する言語をプログラムド片側文脈規定形言語（p-OCSL）とよぶ。

〔定理16〕任意のCSGを $G=(V, \Sigma, P, S)$ とする。このとき，$L(G)=L(G_0)$ なるp-OCSG，$G_P=(V_P, \Sigma_P, P_P, S_P, N)$ が存在する。

（証明）CSG，$G=(V, \Sigma, P, S)$ は標準形であると仮定しても一般性を失わない。すなわち，Pの元は i) $A \to a$，ii) $A \to BC$ iii) $AB \to CD$ なる3つのうちのいずれかの形をしているものとする。CSG，G から p-OCSG，$G_P=(V_P, \Sigma_P, P_P, S_P, N)$ をつぎのように構成する。

i) $V_P = \{\bar{C}, \bar{D} \mid AB \longrightarrow CD \in P\} \cup V$，ii) $\Sigma_P = \Sigma$，

iii) $P_P = \{l: A \longrightarrow a \mid l: A \to a \in P\}$

$\cup \{j: A \longrightarrow BC \mid j: A \longrightarrow BC \in P\}$

$\cup \{i_1: AB \longrightarrow \bar{C}B,\ i_2: B \to \bar{D},\ i_3: \bar{C}\bar{D} \longrightarrow C\bar{D},$

$i_4: \bar{D} \longrightarrow D \mid i: AB \longrightarrow CD \in P\}$

iv) $S_P = S$，v) $N(i_1)=\{i_2\}$，$N(i_2)=\{i_3\}$，$N(i_3)=\{i_4\}$，

(*) $x \xRightarrow{i} y$ は x に生成規則 i を適用して，y に書き換えることを示す。

$N(l) = N(j) = N(i_4) = P_p - \{i_2, i_3, i_4 \mid i: AB \to CD \in P\}$

とする。

つぎに，$L(G) = L(G_p)$ であることを以下に示す。$L(G)$ の任意の元を w とする。このとき，G による w の導出はつぎのように表わされる。

$$S = w_0 \Longrightarrow w_1 \Longrightarrow w_2 \Longrightarrow \cdots \Longrightarrow w_{m-n} \Longrightarrow$$
$$w_{m-n+1} \Longrightarrow \cdots\cdots \Longrightarrow w_m = w, \ (|w| = n)$$

ここで，この導出において ii) $j: A \to BC$ および iii) $i: AB \to CD$ の形の生成規則のみが適用されて，$w_0 \overset{*}{\Longrightarrow} w_{m-n}$ までの導出が行われ，i) l: $A \to a$ の形の生成規則は導出 $w_{m-n} \overset{*}{\Longrightarrow} w_n$ においてのみ適用されていると仮定しても一般性は失われない[1]。そこで，もし $w_{q-1} \Longrightarrow w_q$ $(1 \le q \le m-n)$ に，ii) $A \to BC$ の形の生成規則が適用されているならば，ii) $A \to BC$ は P_p の元であるから，G_p によっても $w_{q-1} \Longrightarrow w_q$ なる関係がなりたつ。

もし $w_{q-1} \overset{i}{\Longrightarrow} w_q$，$(1 \le q \le m-n)$ に iii) $i: AB \to CD$ の形の生成規則が適用されているならば，すなわち，

$$w_{q-1} = xABy \overset{i}{\Longrightarrow} xCDy = w_q, \ (x, y \in (V-\Sigma)^*)$$

であるならば，G_p においては，$N(i_1) = \{i_2\}$，$N(i_2) = \{i_3\}$，$N(i_3) = \{i_4\}$ よりつぎの関係がなりたつ。

$$w_{g-1} = x\ A B\ y \xrightarrow{i_1} x\ \bar{C}\ B\ y \xrightarrow{i_2} x\ \bar{C}\ \bar{D}\ y$$
$$\xrightarrow{i_3} x\ C\ \bar{D}\ y \xrightarrow{i_4} x\ C\ D\ y = w_g$$

この導出において，i_2：$B \rightarrow \bar{D}$ の適用は記号系列の位置に関しては一意ではない．すなわち，

$$w_{g-1} = x\ A\ B\ y_1\ B\ y_2 \xrightarrow{i_1} x\ \bar{C} B y_1 B y_2 \xrightarrow{i_2} x\ \bar{C}\ B y_1 \bar{D} y$$

なる導出が可能である。ところが，$\bar{C}$ のすぐ右隣の B を $\bar{D}$ に書き換えなければ，$N(i_2) = \{i_3\}$ であるからつぎに i_3 の生成規則がつぎに適用不可能となる。ゆえに，上に示すような導出のみが $w_{g-1} \xrightarrow{i} w_g$ に対応する．

さらに，$w_{m-n} \xrightarrow{*} w_m$ に対しては，i) $A \rightarrow a$ の形の生成規則が適用されているが，この部分の導出は明らかに G_p によっても可能である。ゆえに，$w \in L(G_p)$．よって，$L(G) \subseteq L(G_p)$．

逆に，$L(G_p)$ の元を w とすれば，

$$S_p = w_0 \Longrightarrow w_1 \Longrightarrow \cdot \cdot \cdot \Longrightarrow w_{n-1} \Longrightarrow w_n = w$$

なる G_p における導出が存在する。もし $w_{g-1} \Longrightarrow w_g$ $(1 \leq g \leq n)$ の導出に対して，$P_p - \{i_2, i_3, i_4 \mid i: AB \rightarrow CD \in P\}$ の元が適用されているならば，G によって $w_{g-1} \Longrightarrow w_g$ なる導出が可能である。もし $w_{g-1} \Longrightarrow w_g$ $(1 \leq g \leq n)$ の導出に対して，i_1 の生成規則が適用されているならば，G_p の構成法より

$$w_{g-1} \xrightarrow{i_1} w_g \xrightarrow{i_2} w_{g+1} \xrightarrow{i_3} w_{g+2} \xrightarrow{i_4} w_{g+3}$$

なる導出が連続ている。すなわち，この導出は

$$w_{q-1} = xABy \overset{i_1}{\Longrightarrow} x\bar{C}By \overset{i_2}{\Longrightarrow} x\bar{C}\bar{D}y \overset{i_3}{\Longrightarrow} xC\bar{D}y \overset{i_4}{\Longrightarrow} xCDy = w_{q+3}$$

であるから，G の $i: AB \to CD$ の生成規則によっても，

$$w_{q-1} \overset{i}{\Longrightarrow} w_{q+3}$$

なる導出が可能である。ゆえに，$w \in L(G)$．よって，

$L(G_p) \subseteq L(G)$． 以上より $L(G_p) = L(G)$．

〔定理17〕 任意の $_p$-OCSG，を G_p とする．このとき，$L(G_p) = T(A)$ なる線形拘束オートマトン A が存在する．

CSG, Gに対する線形拘束オートマトンの文献(8)に与えられる構成手順と同様にして，任意の $_p$-OCSG，G_p に対して線形拘束オートマトンAを構成できるから証明は省略する。

定理16，17よりつぎの定理が得られる。

〔定理18〕 $_p$-OCSL の族と $\mathcal{L}_{cs}$ とは一致する。

6．あとがき．

本論文では，制限がつけられた文脈規定形文法，すなわち片側文脈規定形文法を定義し，上述の種々の結果を得た．また，未解決の問題としてつぎのことが挙げられる。

i) $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_l$ は $\mathcal{L}_{cs}$ に真に含まれるか．

ii) $\mathcal{L}_r$ と $\mathcal{L}_l$ の包含関係はどうか．

iii) OCSGと等価なオートマトンは何か，

iv) $\mathcal{L}_r$, $\mathcal{L}_e$ は 補集合，共通集合，および，反転のもとでとじているか否か，

これらの問題は独立な問題ではない。たとえば，iii)の問題が解決すれば，iv)の共通集合での閉包性の問題は解決されるであろう。また，反転のもとでの閉包性が解決されれば，i) ii)の問題は解決されるであろう．これらについては，今後の検討が希望される．

謝辞　懇切なご指導をいただいた東北大学　本多波雄教授，ならびに日頃熱心なご討論をいただいた研究室の皆様に感謝する。

文献

(1) 伊藤，稲垣，福村，"ストリング文法について" 信学会誌投稿中

(2) A.V.Aho,"Indexed Grammars - An Extension of Context-Free Grammars", J.ACM, Vol 15, No 4, (1968) pp 647-671.

(3) D.J.Rosenkrantz, "Programmed Grammars and Formal Languages", J.ACM, Vol 16, No1, (1967) pp107-131.

(4) I.Fris, "Grammars with Partial Ordering of the Rukes", Inf. & Cont., Vol 12 , (1968) pp451-425

(5) S.Ginsburg and E.H.Spanier, "Control Sets on Grammars",
Math. Syst. Theory, Vol 2, (1968) pp157-177.

(6) J.E.Revesz, "Unilateral Context-Sensitive Grammars and Left-to-Right Parsing", J.CSS, Vol 5, (1971) pp335-352.

(7) J.E.Hopcrft and J.D.Ullman, "Formal Languages and their Relation to Automata", 1969, Addison-Wesley.

(8) S.Y.Kuroda, "Classes of Languages and Linear Bounded Autmata," Inf. and Cont., (1964) pp267-278.

(9) S.Ginsbarg, "The Mathematical Theory of Context-Free Languages", McGraw-HILL New York (1966).

(10) 伊藤，稲垣，福村，"右文脈依存形文法"（1971．10）電学会東海．

(11) 伊藤，稲垣，福村，"片側文脈規定形文法について"，（1971．12）信学会オートマトン研資．

(12) 伊藤，稲垣，福村，"片側文脈規定形文法について"，信学会誌投稿中．